



TITLE:

ある種の平面有向ネットワークの 多品種流問題について(計算アルゴ リズムと計算量の基礎理論)

AUTHOR(S):

永持, 仁; 茨木, 俊秀; 長谷川, 利治

CITATION:

永持, 仁 ...[et al]. ある種の平面有向ネットワークの多品種流問題について(計算アルゴリズムと計算量の基礎理論). 数理解析研究所講究録 1987, 625: 167-175

ISSUE DATE:

1987-05

URL:

<http://hdl.handle.net/2433/99954>

RIGHT:

ある種の平面有向ネットワーク上の多品種流問題について

京大 数理工学科 永持 仁 (Hiroshi Nagamochi)

茨木 俊秀 (Toshihide Ibaraki)

長谷川 利治 (Toshiharu Hasegawa)

多品種流の実行可能性問題は、 K 種のフローを、指定された節点間に与えられた量だけ流し得るか否かを判定する問題であり、交通網や通信網の流量制御問題、およびVLSIの配線問題等を含み、実用上重要である。この多品種流の実行可能性の判定問題は、線形計画問題として定式化でき、従って多項式時間で解ける^{(5), (7)}。実用的には、主に単体法に基づくコードが利用されている。しかし、現実の問題は、非常に大規模な線形計画問題になることが多く、より効率の高い解法としてグラフ論的アルゴリズムの開発が望まれている。ところが、そのようなアルゴリズムの知られている問題は、無向ネットワークのかなり特殊なクラスに限られている。この理由の一つは、単一品種流問題における完全単模性や最大流-最小カットの定理が、一般の多品種流問題に対しては成立しないためと考えられる。

無向ネットワークの2品種流問題では、最大流-最小カットの定理が成立し、それに対するグラフ論的解法が開発された⁽²⁾。岡村とSeymourは、各品種のソースとシンクが、無向平面グラフの外周上に位置するとき、最大流-最小カットの定理が、 K 品種流に対しても成

立することを示し⁽¹¹⁾，それに基づいたグラフ論的アルゴリズムも知られている⁽⁹⁾。この他にも，無向ネットワークにおいては最大流－最小カットの定理が成立するクラスが幾つか知られている⁽¹²⁾，⁽⁶⁾。これに対し，有向ネットワークにおいては，2品種流に対してさえも最大流－最小カットの定理が成立しない問題例が存在し⁽¹⁰⁾，グラフ論的アルゴリズムを持つ問題のクラスは，殆ど知られていない。唯一の例外は文献(1)の結果であるが，これは，有向平面ネットワークの外周上の左半分側に各品種のソース，右半分側に各品種のシンクが位置し，対応するソースとシンクは上から左右同じ順序に出現しているという極めて特殊な有向ネットワークのみを対象としている。

最近，我々は，ある種の平面有向ネットワークのクラスCB (capacity balanced networks) およびクラスCS (capacity semi-balanced networks) に対し，多項式時間のグラフ論的アルゴリズムを与えた⁽⁹⁾。クラスCSはある種の多品種多段生産計画問題⁽³⁾を特殊な場合として含む実用上重要なクラスである。

< C B ネットワーク >

多品種流問題 $N=(G,P,g,c)$ を考える。ただし，

$G=(V,A)$: 節点集合 V と有向枝の集合 A を持つ有向グラフ。

$a(x,y)$: 節点 x から節点 y へ向かう有向枝。

$OUT(x)$: 始点が x である有向枝の集合。

$IN(x)$: 終点が x である有向枝の集合。

$P=\{(s^k, t^k) \mid k=1, 2, \dots, K\}$ 。 K は品種数。各品種 k は，ソース s^k とシンク t^k を一つずつ持つ。 $S=\{s^k \mid k=1, 2, \dots, K\}$, $T=\{t^k \mid k=1, 2, \dots, K\}$ とおく。

$g:\{1, 2, \dots, K\} \rightarrow \mathbb{Z}^+$ (正整数の集合)。 $g^k=g(k)$ と記す。 g^k は品種 k の

供給量 (= 需要量)。

$c: A \rightarrow \mathbb{Z}^+$ は容量関数。

$f(a, k)$ を枝 a を通る品種 k の流量とすると、次の (1), (2) を満たす $f(a, k), a \in A, k=1, 2, \dots, K$ が存在するとき実行可能であると言う。流量保存則 全ての $x \in V, k=1, \dots, K$ に対し

$$\sum_{a \in \text{OUT}(x)} f(a, k) - \sum_{b \in \text{IN}(x)} f(b, k) = \begin{cases} g^k & (x = s^k \text{ のとき}) \\ 0 & (x \neq s^k, x \neq t^k \text{ のとき}) \\ -g^k & (x = t^k \text{ のとき}) \end{cases} \quad (1)$$

容量制約 全ての $a \in A$ に対し

$$0 \leq f(a, k), \quad k=1, 2, \dots, K,$$

$$\sum_{k=1}^K f(a, k) \leq c(a), \quad (2)$$

$\text{IN}(x) = \emptyset$ である節点 x を発散節点, $\text{OUT}(x) = \emptyset$ である節点 x を集結節点と言う。以後, 次の条件を満たす $N = (G, P, g, c)$ を考え, CB ネットワークと呼ぶ。

[仮定1] (1) $G = (V, A)$ は, 有向閉路を持たず, (無向グラフとみなすとき) 二重連結な平面グラフである。 G は平面に描かれており, 次の記法を用いる。 $B: G$ の外周。 $V_B: B$ 上の節点集合。 $A_B: B$ 上の枝集合。 G が二重連結であることから, A_B の枝の作る (無向) 閉路 (つまり外周) は初等的 (同じ節点を二度以上通らない) である。

(2) 全ての発散節点, 集結節点は V_B 上に含まれる。

(3) $T \subset V_B$ 。(以下の議論は $S \subset V_B$ という仮定におきかえても同様に進めることができる。)

(4) 全ての節点 $x \in V$ において $\Delta c(x) = 0$ 。ただし,

$$\Delta c(x) = \sum_{a \in \text{OUT}(x)} c(a) + \sum_{t^k = x} g^k - \sum_{b \in \text{IN}(x)} c(b) - \sum_{s^k = x} g^k. \quad \square$$

節点集合 X は, $V-X$ から X への枝が存在しないとき, 発散集合と言う。同様に, X から $V-X$ への枝が存在しないならば, 集結集合と言う。節点集合 X の作る G の部分グラフが連結であるとき, X は連結と言う。

$\Pi(x, y)$ を x から y への有向パスの集合とし, $\Pi(x, y) \neq \emptyset$ のとき, x は y に到達可能と言い, $\pi \in \Pi(x, y)$ に対し, $A(\pi)$ を π 上の枝集合とする。平面上に描かれた G の任意の初等的(無向)閉路は, 平面を二つの領域に分ける。これらの領域の一方が G の枝を含まないとき, その閉路は窓と呼ばれる。特に, 外周 B も窓である。節点 x に接続している2本の枝 a, b が, 外周以外のある一つの窓に含まれているとき, 近接していると言う。節点 x の $IN(x)$ を近接グループに分割し, $IN_i(x), i=1, 2, \dots, i_x$ と記す。同様に, $OUT(x)$ を $OUT_j(x), j=1, 2, \dots, j_x$ に分割する。すなわち, 各 $IN_i(x) = \{a_1, a_2, \dots, a_m\}$ において a_{k-1} と a_k ($k=2, 3, \dots, m$) は近接し, $IN_i(x)$ はそのような性質を持つ極大集合である。 $OUT(x)$ についても同様。

[補題1] G は仮定2.1の条件(1)~(3)を満たすとする。 G の各節点 x に対し, その枝集合 $IN_i(x) (i=1, \dots, i_x)$, $OUT_j(x) (j=1, \dots, j_x)$ は, V の一つの分割 $X_i^+ (i=1, \dots, i_x)$, $X_j^- (j=1, \dots, j_x)$, $X_0 = \{x\}$ を定義し, 次の性質を持つ。 X_i^+ は連結な発散集合であり, $IN_i(x)$ の全ての枝の始点を含み, X_j^- は連結な集結集合であり, $OUT_j(x)$ の全ての枝の終点を含む。□

＜ アルゴリズム ASSIGN ＞

CBネットワーク G を解くアルゴリズム ASSIGN の概要を示す。 G は閉路を持たないから, 次のように各節点に level を定義できる。発散節点 x に対しては $level(x)=0$ とし, 発散節点以外の節点 x に対しては, 全ての発散節点から x への(枝の本数を基準にした)有向最短路を考え, 有限長の最短路の中で最長の路の長さを $level(x)$ とする。次に,

x の各 $OUT_j(x)$ において, 枝が時計回りに a_1, a_2, \dots, a_m と並んでいるとき, $i < j$ に対し a_i は a_j の左側に位置すると言う。また, $OUT_j(x)$ に対し補題1において定められた X_j^- を考え, $X_j^- \cap V_B$ に含まれるシンクの左右関係を次のようにきめる。外周 B のうち X_j^- に含まれる部分の初等的パスを時計回りに見るとき, シンク t^{k1} の後にシンク t^{k2} を訪れるならば, t^{k1} は t^{k2} の左側にあると言う。このとき品種 $k1$ は品種 $k2$ の左側にあるとも言う。 $t^{k1} = t^{k2}$ のとき, $k1 < k2$ ならば品種 $k1$ は品種 $k2$ の左側にあると言う。CBネットワークは全ての節点で容量バランスが取れていることから, 任意の実行可能解において全ての枝は飽和している。アルゴリズム ASSIGN はこの性質を利用して, level の非減少順に節点 x を選び, $OUT(x)$ の枝のフローを容量いっぱいまで決定するという手順を反復する。ある節点 x を選んだとき, $level(y) < level(x)$ なる全ての節点 y の $OUT(y)$ 上のフローは既に決定しているので, $IN(x)$ 上のフローは既に定まっている。 $K_j(x)$ を x から $OUT_j(x)$ の枝を通して到達できるシンク $t^k (k \neq x)$ の品種 k の集合とする。仮定1(3)より明らかに $\{t^k | k \in K_j(x)\} \subset X_j^- \cap V_B$ であり, 補題1より, $K_j(x)$ ($j=1, \dots, j_x$) は互いに素である。各 j に対し, ASSIGN は $K_j(x)$ 内の品種を左から順に選び, $OUT_j(x)$ の枝にやはり左から順に容量いっぱいまで割り付る。

[定理1] CBネットワーク $N=(G=(V,A), P, g, c)$ が実行可能ならば整数性を満たす解が存在する。手続き ASSIGN は N の実行可能性を判定し, 実行可能ならば標準形の実行可能解を与える。ASSIGN に必要な計算時間と記憶領域は, ともに $O(K|V|)$ である。□

CBネットワークに対する ASSIGN と標準的な単体法の計算速度を比較するために, 問題の規模 $L=K|A|$ が30から600程度のランダムに生成したネットワークの問題例に対し計算実験を行なった。(4) その結果によると, ASSIGN が常に圧倒的に速く, およそ $0.009 \times L^2$ 倍もの速度

が得られている。

< C S ネットワーク >

容量がバランスしていない、つまり $\Delta c(x) \neq 0$ である節点 x を含むネットワークに対しては、ASSIGNでは正しく動作しない。しかし、バランスの取れていない節点において、容量の残りをダミーフロー d に割り付け、 $K+1$ 品種流問題を考えることで、CBネットワークに変換できる場合がある。

[定義1] ネットワーク N に対して、ダミーフロー d のソースとシンクを次のように置く。 $\Delta c(x) > 0$ なる節点 x それぞれに、ダミーソース s_x^d を置き、このソースの供給量 g_x^d を $\Delta c(x)$ とする。さらに、 $\Delta c(x) < 0$ なる節点 x それぞれに、ダミーシンク t_x^d を置き、その需要量 g_x^d を $-\Delta c(x) (> 0)$ とする。これら g_x^d をまとめて g^d と記し、さらに、 S^d を全ての s_x^d の集合、 T^d を全ての t_x^d の集合、また $P^d = (S^d, T^d)$ とする。ダミーフローを含めた $K+1$ 品種に対し、式(1)の流量保存則と式(2)の容量制約式を課した $K+1$ 品種問題のネットワークを $N^d = (G, P, P^d, g, g^d, c)$ と記す。□

新しいネットワーク N^d は容量バランスしているが、品種 d のソースとシンクは一般に多数存在し、1対1対応していない。また、仮定1の(3)も成立しない。このため N^d をそのままASSIGNによって解くことはできない。しかし、 N^d において、ある実行可能解 f が、ある $\pi \in \Pi(s_x^d, t_y^d)$ に対し $(0 <) e \leq f(a, d), a \in A(\pi)$ を満たすことが判れば、 x から y への流量 e のダミーフローを新しい品種のフローに置き換えることができる。この変換を繰返し、ダミーフローの全てを新しい品種に置き換えることができ、しかも得られたネットワークがCBであれば、その実行可能性をASSIGNによって判定できる。このような変換が可能なクラスとして次のCSネットワーク(capacity semi-

balanced networks)を考える。

[定義2] 多品種流問題のネットワーク $N=(G, P, g, c)$ は、次の性質が成立するときCSネットワークであると言う。

(1) N は仮定1(1)~(3)を満たす。

(2) $S^d = \{x \mid \Delta c(x) > 0\}$, $T^d = \{x \mid \Delta c(x) < 0\}$ とするとき、ある初等的カット C によって分けられた X と $V-X$ に対し、 $S^d \subset X \cap V_B$ かつ $T^d \subset (V-X) \cap V_B$ 。□

CUネットワークを解くアルゴリズムMATEの概要を示す。MATEは、 $S^d \cup T^d \neq \emptyset$ である限り、外周 B 上で隣接する $s_x^d \in S^d, t_y^d \in T^d$ に対し、新しい $K+1$ 番目の品種を以下のように構成する。

$$\begin{aligned} e &:= \min\{g_x^d, g_y^d\}, \quad g^{K+1} := e, \\ s^{K+1} &:= s_x^d, \quad t^{K+1} := t_y^d, \\ S &:= S \cup \{s^{K+1}\}, \quad T := T \cup \{t^{K+1}\}, \quad P := P \cup \{(s^{K+1}, t^{K+1})\}, \\ g_x^d &:= g_x^d - e, \quad g_y^d := g_y^d - e, \\ \text{もし, } g_x^d &= 0 \text{ なら } S^d := S^d - \{s_x^d\}, \\ \text{もし, } g_y^d &= 0 \text{ なら } T^d := T^d - \{t_y^d\}. \end{aligned}$$

[定理2] 定義2のCSネットワーク $N=(G, P, g, c)$ が実行可能ならば整数性を満たす解が存在する。また、手続きMATEとASSGINは実行可能性を正しく判断する。計算に必要な計算時間と記憶領域はともに $O((K+|V|)|V|)$ である。□

容量バランスの導入により、多品種流問題がグラフ論的に効率良く解ける有向ネットワークのクラスとしてCBネットワークおよびCSネットワークが得られた。今後の課題として、この手法の適用可能な範囲の拡張とその限界、および得られたクラスに対する最大流-最小カット性など明らかにすることなどが考えられる。現在、若干の拡張が成功しており、別途報告する予定である。

文 献

- (1) Diaz, H and de Ghellinck, G.: "Multi-commodity maximum flow in planar networks (The D-algorithm approach)", CORE discussion paper No.7212, Center for Operations Research and Econometrics, Louvain-la-Neuve, Belgium (1972).
- (2) Hu, T.C.: "Integer Programming and Network flows", Addison Wesley, Reading, Mass. (1969).
- (3) Ibaraki, T., Hosono, M., Ishii, Y. and Hasegawa, T.:
 "Heuristic algorithms for multi-item multi-stage production scheduling based on the network flow concept",
 International Seminar on Operations Research and Systems, Kyoto University, pp.227-240 (1985).
- (4) 伊藤大雄: "ある種の多品種流問題の解法に対する性能評価", 卒業論文, 京都大学工学部数理工学科, (1985).
- (5) Karmarkar, N.: "A new polynomial-time algorithm for linear programming", Proceeding of 16th Annual ACM Symposium on the Theory of Computing, Washington D.C. (1984).
- (6) Karzanov, A.V.: "Families of cuts with the MFMC-property", Combinatorica 5(4) pp.325-335 (1985).
- (7) Khachiyan, L.G.: "A polynomial algorithm in linear programming", Dokl. Akad. Nauk SSSR 244:5, pp.1093-1096 (1979) [English transl., Soviet Math. Dokl. 20:1, pp.191-194(1979)].
- (8) 松本, 西関, 斉藤: "平面グラフの多種フローを求める多項式アルゴリズム", 信学論(A), J65-A, 12, pp.1205-1212(昭57-12)

- (9) 永持, 茨木, 長谷川: "ある種の平面有向ネットワーク上の多品種流問題について", 信学論(A), J70-A, 2, pp.228-238 (昭62-2)
- (10) 永持, 茨木, 長谷川: "平面有向ネットワークのクラスCUに対する多品種流問題", 京都大学工学部数理工学科, Technical Report #86012 (1986)
- (11) Okamura, H. and Seymour, P.D.: "Multicommodity flows in planar graphs", Journal of Combinatorial Theory, Series B, 31, pp.75-81 (1981).
- (12) Okamura, H.: "Multicommodity flows in planar graphs", Discr. Appl. Math., 6, pp.55-62 (1983).